

지연시간과 지연시간 편차 제한조건을 고려한 최소비용 멀티캐스트 라우팅 알고리즘

정회원 이훈영*, 윤찬현*

Minimum Cost Multicast Routing Algorithm with end-to-end delay and delay variation constraints

Hun-young Lee*, Chan-Hyun Youn* *Regular Members*

요 약

분산 네트워크 환경 하에서 실시간 응용의 서비스 품질 (Quality of Service) 요구조건을 만족시키기 위해서는 지연시간 제한 조건 휴리스틱 알고리즘이 중요하다. 지금까지의 휴리스틱 방법 중에는 네트워크 링크가 대칭적이라고 가정하여 저비용의 트리를 만드는데 실패하거나, 대규모의 네트워크의 경우 계산시간이 과도하게 걸림으로 적절치 못한 경우가 있다. 본 논문에서는 전체 비용을 최소화함과 아울러 지연시간 제한조건과 지연시간 편차 제한조건을 가지는 멀티캐스트 트리를 빠르게 생성하는 효율적인 알고리즘을 제안한다.

ABSTRACT

The delay-constrained heuristics for multicast routing algorithms capable of satisfying the Quality of Service requirements of real time applications are essential under distributed network environments. However, some of these heuristics may fail to provide a low cost tree as they assume that network links are symmetric. Furthermore, the time required constructing such a tree might be prohibitive, especially for large networks, as they employ a brute-force approach to search for low-cost delay-bounded paths among the route candidates. In this paper, we propose a new efficient algorithm that provides rapidly generating low-cost multicast tree subject to both end-to-end delay and delay-variation constraints with the total cost minimization scheme of multicast tree.

I. 서 론

초고속망에서 멀티미디어 서비스를 지원하기 위한 멀티캐스트는 점점 더 중요한 요구사항이 되고 있다. 음성 및 화상회의, 분산환경에서의 협동작업 등 최근의 멀티캐스트 응용들은 다양한 서비스 품질 (QoS: Quality of Service)의 보장을 요구하고 있다. 따라서 네트워크는 이러한 응용들을 효과적으로 지원하기 위하여 멀티캐스팅을 제공할 수 있고, QoS 보장 능력이 있어야 한다. 이러한 배경 하에 각 응용들의 QoS 요구조건을 만족시킬 수 있는 멀

티캐스트 라우팅 알고리즘의 중요성이 커지게 되었다. Bertsekas와 Gallager는 라우팅을 연결이 설정될 때 경로를 배정하는 부분과 각 패킷이 설정된 경로를 따라 전달 될 수 있도록 보장하는 부분으로 나누었다^[1]. 본 논문에서는 멀티캐스트 트리 경로를 배정하는 부분만을 고려하였다.

실시간 응용을 지원하기 위해서는 네트워크 프로토콜은 QoS를 만족시킬 수 있어야 한다. 예를 들어 어떤 경우에는 종단간 지연시간의 최대 허용치를 보장하는 것이 필요하다. 이를 만족시키는 알고리즘을 지연시간 제한조건 알고리즘이라고 하며 여러

* 한국정보통신대학원대학교 초고속망연구실(lhy0520@icu.ac.kr)
논문번호 : 99396-0928, 접수일자 : 1999년 9월 28일

※ 본 연구는 정보통신부 선도기반기술개발사업(99-S-032) 지원으로 수행되었습니다.

가지의 휴리스틱한 방법들이 제시되었다^{[3][5]}. 이러한 지연시간 제한조건 알고리즘들은 네트워크 링크가 대칭지이라고 가정함으로 실제 환경에서 저비용의 트리를 만들지 못할 수 있다. 아울러 제한조건을 만족시키면서 저비용인 트리를 찾는데 시간이 많이 걸리므로 대규모의 네트워크에 적합치 않은 경우가 발생한다.

중단간 지연시간 편차에 대한 최대 허용조건을 요구하는 경우도 있다. 예를 들어 회의록 할 경우 화자의 말이 참석자에게 동시에 들리지는 것이 중요하며, 분산 데이터 시스템에 있어서는 데이터 자료의 불일치 시간을 지연시간 편차를 줄임으로써 최소화 할 수 있다. Rouskas는 지연시간과 지연시간 편차를 동시에 고려한 알고리즘을 제안하였다^[6]. 그러나 이 알고리즘은 비용측면을 고려하지 않고 있다.

본 논문에서는 비대칭적인 링크 비용과 지연시간을 가지는 네트워크 환경을 고려하였으며 중단간 지연시간과 지연시간 편차를 제한 조건으로 가지는 저비용 멀티캐스트 트리를 빠른 시간 내에 만들 수 있는 효율적인 알고리즘을 제안한다. 또한 기존의 다른 멀티캐스트 라우팅 알고리즘과의 비교 시뮬레이션 결과를 통해 제안된 알고리즘이 실시간 응용의 QoS를 만족시키며, 빠른 실행시간을 가지고, 대규모 네트워크 및 멀티캐스트 그룹에 대한 확장성이 있음을 보인다.

II. 멀티캐스트 네트워크 모형

멀티캐스트 네트워크는 V 는 노드들의 집합, E 는 노드간을 연결시키는 링크들의 집합이라고 할 때 그래프 $N=(V,E)$ 로 나타낼 수 있다. 노드 $u, v \in V$ 를 고려할 때 노드 u 에서 v 로 향하는 링크 $e=(u,v)$ 가 존재한다는 것은 노드 v 에서 u 로 향하는 링크 $e^*=(v,u)$ 가 존재한다는 것을 의미한다. 링크 $e \in E$ 는 비용함수 $C: E \rightarrow R^+$ 와 이와 관련된 지연시간 함수 $D: E \rightarrow R^+$ 를 가진다. 지연시간 함수 $D(e)$ 는 링크 $e \in E$ 에서 트래픽이 전달되는 데 걸리는 지연시간으로 큐잉, 전송 그리고 전달 요소를 가진다. 비용함수 $C(e)$ 는 링크 e 의 비용으로 정의되니 본 연구에서는 네트워크의 대역폭을 반영하였다. 망의 비대칭적 성격 때문에 $C(e) \neq C(e^*)$, $D(e) \neq D(e^*)$ 이다.

본 논문에서 고려된 멀티캐스트 라우팅 시나리오는 다음과 같다. 망에 있는 소스 노드 $s \in V$ 에서 발

생한 트래픽은 목적지 노드의 집합 $G \subseteq V - \{s\}$ 에 전달되어야 한다. 따라서 목적지 노드 집합 G 는 멀티캐스트 그룹이 된다. 소스 노드 s 에서 발생한 멀티캐스트 트래픽은 멀티캐스트 그룹 G 에 속한 각 목적지로 s 에 근간을 둔 멀티캐스트 트리 $T=(VT,ET)$ 의 링크를 통해서 전달된다. 멀티캐스트 트리는 s 와 G 를 연결하는 그래프로 $N(VT \subseteq V, ET \subseteq E)$ 의 부분 그래프이다. VT 는 연결노드, 즉 소스에서 목적지를 연결하는 경로가 중간에 경유하는 노드를 포함한다. $PT(s,v)$ 을 소스 s 에서 트리 내의 목적지 $v \in G$ 에 이르는 경로라 하자. 이때 멀티캐스트 트래픽의 지연시간은 경로에 속한 각 링크의 지연시간의 합 $(\sum_{e \in PT(s,v)} D(e))$ 이 되며 전체 비용은 멀티캐스트 트리 $T=(VT,ET)$ 내의 모든 링크 비용의 합 $(Cost(T) = \sum_{e \in T} C(e))$ 이 된다.

또한 링크 비용과 링크 지연시간 등 각 링크의 상태에 대한 정보 및 그룹 멤버의 위치는 모든 노드에서 알 수 있다고 가정하였으며, 이 값을 이용하여 초기에 멀티캐스트 트리를 형성하는 방법에 중점을 두고 있다.

실시간 멀티 캐스트 응용의 QoS를 평가하기 위해 본 논문에서는 다음 두 가지의 파라미터를 정의하였다.

- 소스 목적지간 지연시간 허용 값, Δ : 파라미터 Δ 는 QoS를 만족시키기 위한 소스에서 목적지 노드까지의 경로의 단대단 지연시간의 상위 한계 값이다. 이 값은 멀티캐스트 트래픽에 남겨있는 정보가 소스에서 전송된 후 Δ 시간이 흐른 후에는 의미가 없다는 사실을 반영한다.
- 목적지간 지연시간 편차 허용 값, δ : 파라미터 δ 는 소스에서 임의의 목적지까지 가는데 걸리는 지연 시간들 간의 차이 값 중 각 응용프로그램의 요구조건을 만족할 수 있는 최대 차이 값을 말한다.

III. QoS 제한조건 멀티캐스트 트리

상위레벨의 응용에서의 지연시간 허용 값 Δ 와 지연시간 편차 허용 값 δ 를 고려해 보자. 이러한 QoS 요구조건을 만족하기 위해서는 모든 경로에서의 지연시간이 두 허용 범위 내에 들도록 멀티캐스트 트리를 형성하여야 한다. 또한 네트워크 자원을 효율적으로 사용하기 위한 비용의 문제는 전체적인 네트워크

크 관점에서 중요하다. QoS 요구조건으로 지연시간과 지연시간 편차 제한조건을 만족시키면서 동시에 대역폭을 효율적으로 사용하기 위한 멀티캐스트 트리물 형성하는 문제는 다음과 같이 정의될 수 있다.

대역폭-지연-지연편차 멀티캐스트 트리 문제: 네트워크 $N=(V,E)$, 소스 노드 $s \in V$, 멀티캐스트 그룹 $G \subseteq V - \{s\}$, 링크 지연시간 함수 $D: E \rightarrow R^+$, 링크 비용 함수 $C: E \rightarrow R^+$, 지연시간 허용 값 Δ , 지연시간 편차 허용 값 δ , 제한 대역폭 R 이 주어졌을 때, 다음과 같은 제한조건을 가지는 트리 $T = (V_T, E_T)$ (spanning $GU\{s\}$)를 만든다.

$$\sum_{e \in P_T(s,v)} D(e) \leq \Delta \quad \forall v \in G \quad (1)$$

$$\left| \sum_{e \in P_T(s,v)} D(e) - \sum_{e \in P_T(s,u)} D(e) \right| \leq \delta \quad \forall v, u \in G \quad (2)$$

$$Cost(T) = \sum_{e \in T} C(e) \leq R \quad (3)$$

정 리 1: 지연시간 허용 값 Δ , 지연시간 편차 허용 값 δ , 제한 대역폭 R , 리키 버킷 (σ, b) 가 주어졌을 때, 대역폭-지연-지연편차 문제를 만족하는 경로가 존재한다. 여기서 σ 는 리키 버킷에서 평균 토큰 속도, b 는 세션이 가질 수 있는 토큰의 최대 수를 의미한다.

증 명: 경로 P 가 링크 e 의 링크 용량이 C_e 인 n 개의 링크로 구성되어 있고 트래픽 소스가 리키 버킷 (σ, b) 로 제한되면 중단 지연은 식(4)와 같이 표현된다^[7].

$$\sum_{e \in P_T(s,v)} D(e) = \frac{b}{r} + \frac{n \cdot L_{max}}{r} + \sum_{i=1}^n \frac{L_{max}}{C_i} + \sum_{i=1}^n prop_e \quad (4)$$

여기서 r 은 예약 가능한 대역폭이고, L_{max} 는 네트워크에서의 최대 패킷 크기이고 $prop_e$ 는 전파 지연 시간이다. 경로 상에서 $r \geq R$ 을 보장하는 대역폭 r 에 대해서 식 (4)는 식 (5)와 같은 길이 함수를 사용하여 나타낼 수 있다.

$$l(P) = \frac{b}{r} + \sum_{e \in P} l(e) \quad (5)$$

여기서

$$l(e) = \frac{L_{max}}{r} + \frac{L_{max}}{C_e} + prop_e \quad (6)$$

이다.

식(5)에 근거한 최단 경로 알고리즘을 이용하여 지연시간 제한 조건 및 비용을 고려한 경로를 구할 수 있다. 만약 지연시간을 나타내는 길이함수 $l(P)$ 가 제한조건 Δ 보다 큰 경우에는 주어진 지연 제한에 적합한 경로가 존재하지 않는다. 이 경우에는 지연 제한 조건 Δ 를 보다 큰 값으로 증가, 즉 지연 제한 조건을 완화시키면 새로운 지연제한 조건을 만족하는 경로가 존재하게 된다.

지연시간 편차 제한 조건에 대해서는, 소스 s 에서 임의의 노드 $u, v \in G$ 까지 이르는 경로를 각각 P_u 와 P_v 라 하자. 지연제한 조건을 완화시키면 $l(P) \leq \delta$ 를 만족하는 경로는 다수가 되어 $P_u = (P_{u1}, P_{u2}, \dots, P_{ui}), P_v = (P_{v1}, P_{v2}, \dots, P_{vj})$ 가 된다.

P_u 의 후보 중 지연시간이 δ_u 인 경로를 $P_{u\delta}$ 이라 하면 $l(P_{u\delta}) = \delta_u$ 과 같이 나타낼 수 있다. 식 (5)를 이용하여 v 에 이르는 길이 함수를 나타내면

$$l(P_v) = \frac{b}{r} + \sum_{e \in P_v} l(e) \quad (7)$$

이 된다. 이때 P_v 의 여러 후보 중에서 $l(P_{v\delta}) = \delta_u$ 인 경로 $P_{v\delta}$ 를 선택하면 두 경로간 지연시간 편차는 없게 된다. 결론적으로 지연시간 제한 조건을 완화하게 되면 각 목적지에 대한 후보가 다수 생기게 되어 이들 가운데에서 식 (8)과 같은 조건을 만족시키는 경로를 최단거리 알고리즘을 통해 찾을 수 있다.

$$|l(P_u) - l(P_v)| \leq \delta \quad \forall v, u \in G \quad (8)$$

지연시간 편차 제한 조건을 만족시키는 적합한 경로가 존재하지 않을 경우, 제한조건 δ 값을 증가시켜 찾을 수 있다. 따라서 대역폭-지연-지연편차 멀티캐스트 트리 문제를 만족하는 경로가 존재한다.

정 리 2: 대역폭-지연-지연편차 멀티캐스트 트리 문제는 NP-complete하다.

증 명 : 정리 1에 의해 대역폭-지연-지연편차만

족시키는 경로가 존재한다. 멀티캐스트 트리를 구성할 경우 각 목적지까지의 대역폭-지연-지연편차를 만족시키는 경로들을 반복적으로 비교하여 polynomial 시간 내에 찾을 수 있다. 지연시간과 지연시간 편차에 대한 제한 조건을 완화하게 되면 비교할 수 있는 후보가 많게 되고 결국 NP-complete 하다고 알려진 일반적인 Steiner 트리 문제가 된다. 따라서 대역폭-지연-지연편차 멀티캐스트 트리 문제는 NP-complete 하다.

IV. 지연시간 편차 조건 멀티캐스트 라우팅 알고리즘

본 논문에서는 실시간 응용을 위한 QoS 만족과 네트워크 자원의 효율적 사용을 위한 지연시간 편차 조건 멀티캐스트 라우팅 (DVDMR : Delay Variation Dependent Multicast Routing)을 제안한다. DVDMR은 대역폭-지연-지연편차 문제를 해결하기 위해 제 3절의 정리 1,2에 근거하여 Dijkstra 최단 경로 알고리즘에 바탕을 두고 있다. 또한 제안된 알고리즘은 계산량이 많아 대규모 네트워크에 적합하지 않은 다른 알고리즘의 성능을 개선하고자 빠른 계산시간에 목표를 두고 있다. 이를 위해 평균 지연시간 방법을 사용하였다. 평균 지연시간 방법은 각 수신 단까지의 지연시간을 일정 범위 내에 들도록 트리를 구성하는 것이다

DVDMR은 다음과 같이 세 가지 주요 단계로 구성되어 있다.

단계1 Dijkstra 최단 거리 알고리즘을 사용하여 멀티캐스트 소스에서 각 수신 단까지 최소 지연시간을 가지는 시작 트리 T_0 를 형성하고 평균 지연시간의 초기값을 구한다.

단계2 QoS요구조건으로써 지연시간과 지연시간 편차제한 조건을 만족시키는 QDMR 트리를 만든다.

단계3 단계 2가 실행된 후에도 멀티캐스트 트리에 속하지 않은 수신 노드가 있다면 Merging 과 pruning 작업이 행해진다. 이 단계에서도 역시 지연시간과 지연시간 제한조건을 만족하는가에 따라 트리 형성 여부가 결정된다.

그림 1은 DVDMR의 프로시저를 보여준다. 0에서 1은 단계1을 3에서 10까지는 QDMR 트리 생성부분을 11에서 18은 Merging 단계, 19는 Pruning

단계를 나타낸다.

4.1. Initial 트리 구성

DVDMR의 첫 단계는 Dijkstra 알고리즘을 이용하여 최단경로 트리를 구성하는 것이다. 각 목적지까지의 최단경로를 구성함으로써 주어진 네트워크 환경에서 각 목적지까지의 최소 지연시간이 최대 허용 지연시간 Δ 를 만족하는지를 먼저 확인한다. 만족하지 못할 경우는 이 단계에서 트리 구성 작업을 중단한다.

최단경로 트리 구성을 통해 각 경로의 최소 지연시간을 알 수 있는데 이 값을 이용하여 평균 지연시간의 초기치를 결정한다. 또한 계산된 각 목적지까지의 최단 경로는 QoS 요구조건을 만족시키지 못해 QDMR 트리에 포함되지 못한 목적지를 멀티캐스트 트리에 Merging 시키는 작업을 할 때 이용된다.

4.2. QDMR 트리 구성

본 논문에서 제안된 알고리즘은 Dijkstra's 알고리즘의 비용함수 부분을 새롭게 정의한 QDMR 트리를 이용하여 비용을 최소화하면서 QoS요구조건을 고려한 멀티캐스트 트리를 빠른 시간 내에 형성한다.

QDMR^[8]은 Shaikh 와 Shin 이 제안한 DDMC (Destination-driven multicasting algorithm)에 근간을 두고있다^[9]. DDMC 알고리즘은 각 목적지 노드들 목적지 노드가 멀티캐스트 트리에 속하게 되면 새로운 소스 노드로 간주한다. 따라서 목적지 노드들이 연결된 형태와 비슷한 멀티캐스트 트리를 쉽게 만들어 낸다. 이러한 특성은 DDMC가 저 비용의 멀티캐스트 트리를 빠른 시간 내에 만들 수 있게 해준다. 그러나 이러한 특성으로 지연시간 제한 조건을 만족시킬 수 없다.

QDMR에서는 지연시간 제한조건을 만족시키기 위해서 지연시간 최대 허용 값에서 각 목적지가 얼마나 떨어져있는가에 따라 트리를 형성하는 방법을 사용한다.

그림 2에서 노드 D2는 D1에 비해 소스 노드에서 멀리 떨어져 있으므로 지연시간이 지연시간 한계치에 가깝다. 따라서 새로운 노드가 연결될 노드로서의 우선 순위는 D2가 낮게 되며, D1을 경유할 경우 보다 비용이 더 들게 된다. 반면 D2는 목적지 노드이기 때문에 노드 N1, N2에대한 우선 순위를 가진다. D3는 D1을 경유하는 경우 D2를 경유하는 경우보다 비용이 적게 들기 때문에 최종적으로 형성된 트리는 노드 D1에서 D3, D4를 연결된 형태가

INPUT

$N(V,E)$ - network, s - source node, G - set of destination nodes, Δ - delay bound, δ - delay variation bound, $D(\cdot)$ - link delay function, $C(\cdot)$ - link cost function

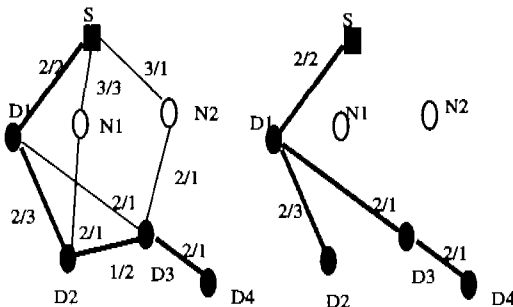
OUTPUT

T - Multicast Tree spanning $\{s\} \cup G$

DVDMR

0. Call Dijkstra's algorithm to compute LD tree and $P_{LD}[tu] // P_{LD}[u]$ points u 's parent
1. Compute the average delay $Delay(T)$
2. $Cost[s] \leftarrow 0, Delay[s] \leftarrow 0$
3. For each $u \neq s$ do
 $Cost[u] \leftarrow \infty, Delay[u] \leftarrow \infty, P[u] \leftarrow NIL // P[u]$ points u 's parent
4. $T \leftarrow \phi, A \leftarrow V$
5. While $A \neq \phi$ and $G - T \neq \phi$ do
6. $u \leftarrow$ next node, $T \leftarrow T \cup \{u\}$
7. for each adjacent node $v \in Neighbor[u]$
8. if $(Delay[u] + Delay(u,v)) < \Delta$, and $|Delay(T) - Delay[u] - Delay(u,v)| < \delta$ and $v \notin T$
9. if $Cost[v] > I_D(u) Cost[u] + Cost(u,v)$
10. $Cost[v] \leftarrow I_D(u) Cost[u] + Cost(u,v)$
11. if $G - T \neq \phi$
12. for each $u \in G - T$ do
13. $cdelay \leftarrow 0, p \leftarrow P_{LD}[u]$
14. while $u \neq s$
15. $P[u] \leftarrow p, cdelay \leftarrow cdelay + Delay(p,u), T \leftarrow T \cup \{u\}$
16. if $Delay[p] + cdelay < \Delta$ and $|Delay(T) - Delay[p] - cdelay| < \delta$
17. go to 12
18. $u \leftarrow p, p \leftarrow P_{LD}[u]$,
19. call *PruneLeaves*(T) to prune off non-destination nodes

그림 2. 트리 구성 방법 비교



(a) 예제 네트워크 및 DDMC (b) QDMR 트리

그림 2. 트리 구성 방법 비교

된다.

4.3. 지연시간 편차 제한 조건의 평가

지연시간을 고려한 최소비용 트리들 빠른 시간 내에 형성하는 QDMR 트리의 특성용 이용하기 위해

서 본 논문에서는 평균지연시간 방법을 제안하였다.

그림 3은 지연시간 편차 제한 조건을 만족시키는 멀티캐스트 트리들 형성하는 예를 보여준다. 그림 3에서 하나의 소스 노드 s 와 세 개의 목적지 노드 $D1, D2, D3$ 를 가정하였으며 각 링크의 지연시간은 1이다. 그림 3의 (a)에 구성된 멀티캐스트 트리에서 각 목적지 노드 $D1, D2, D3$ 까지의 지연시간은 각각 6,4,4이다. 따라서 최대 지연시간 편차는 $D1$ 과 $D2$ 혹은 $D2$ 와 $D3$ 사이의 값 2가 된다. 그림3의 (b)에서는 각 목적지 노드 $D1, D2, D3$ 까지의 지연시간은 각각 5, 5, 4이다. 따라서 이 경우 최대지연시간 편차는 1로써 멀티캐스트 트리의 구조를 변경함으로써 QoS를 만족시킬 수 있었다. 그러나 이 경우 모든 후보 경로들을 서로 비교하여야 하기 때문에 계산시간 측면에서 대규모 네트워크에 적합하지 않다.

제안된 알고리즘은 평균지연시간을 구하고 이 값과 새로 형성하고자 하는 경로의 지연시간 값만을

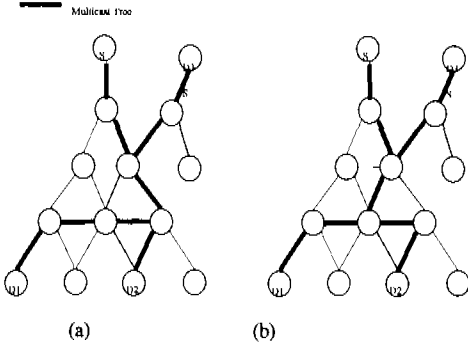


그림 3. 지연시간 편차 제한 조건 트리

비교한다. 단계 1에서 소스 노드에서 각 목적지 노드까지의 지연시간 $Delay(u)$ 를 알 수 있으며 이 값을 이용하여 평균 지연시간의 값 $Delay(T)$ 는 $\sum Delay(u) / \text{목적지 노드의 수}$ 로 계산되어질 수 있다. $Delay(T)$ 는 단계 2와 3에서 새로운 노드가 트리에 추가될 때마다 새로 계산되어 갱신되어진다. DVDMR에서는 지연시간 편차 제한조건을 만족시키는 트리를 빠른 시간내에 만들기 위해 제한조건 (2)를 아래 식과 같은 제한 조건 (9)로 대체하여 사용한다.

$$|Delay(T) - \sum_{e \in E(T,u)} D(e)| \leq \delta \tag{9}$$

제한 조건 (9)를 이용하여 생성된 트리의 목적지까지의 각 경로의 지연시간은 평균 지연시간에 근접하게 된다. 결과적으로 각 목적지간의 지연시간의 차이는 줄어들게 된다. 소스에서 트리에 있는 각 노드까지의 지연시간을 구하는 것은 용이하므로 평균 지연시간 방법을 사용하면 지연 시간 편차 제한 트리를 쉽게 생성할 수 있다. 제안된 알고리즘의 주요 특징은 평균지연시간 방법을 사용하여 매우 간단하고 계산 비용이 적게 드는 트리를 만드는 데 있다. 따라서 소스와 각 목적지사이의 여러 후보 경로들을 미리 계산하여 QoS요구조건을 만족시키는 경로를 선택하는 방법을 사용하기 때문에 과도한 계산비용과 실행시간을 가지는 다른 알고리즘에 비해 뚜렷한 비교 우위를 가진다. 예를 들어 BSMA (Bounded Shortest Multicast Algorithm)은 비용과 종단간 지연시간 측면에서 우수한 성능을 보이지만, 보다 적은 비용의 트리를 찾기 위해 여러 번의 최단 경로 알고리즘을 사용함으로써 수행시간이 오래 걸린다.

4.3. Merging과 Pruning 단계

DVDMR은 제한조건 (1)과 (8)을 만족시키는 경로에 대해 QDMR 트리를 형성한다. 그러나 이러한 지연시간과 지연시간 편차 제한 조건을 만족시키는 경로가 없어서 QDMR 트리에 포함되지 않고 남아 있는 목적지 노드가 발생할 수 있다. 이 경우 남아 있는 목적지 노드는 이 노드까지의 최소 지연시간 경로와 단계 2에서 얻어진 QDMR 트리를 그림 4의 (a),(b),(c)와 같은 방법으로 합침으로써 멀티캐스트 트리에 포함된다. 트리 상에 있지 않는 목적지 노드 D4에서 트리상의 노드를 만날 때까지 최소 지연시간 경로를 거슬러 올라간다. 이때 형성된 트리가 지연시간과 지연시간 편차 제한조건을 만족시키면 그 노드에 대한 Merging 작업은 끝나게 된다. 그러나 합쳐진 트리가 QoS 요구조건을 만족시키지 못하면 다른 트리 상의 노드를 만날 때까지 최소 지연시간 트리를 거슬러 올라가는 작업을 계속하게 된다. 최악의 경우 최소 지연시간 트리 자체가 멀티캐스트 트리가 될 수 있다. Merging 작업 이후에는 목적지 노드가 아니면서 leaf인 노드를 제거하는 그림 4의 (d)와 같은 Pruning 작업을 한다.

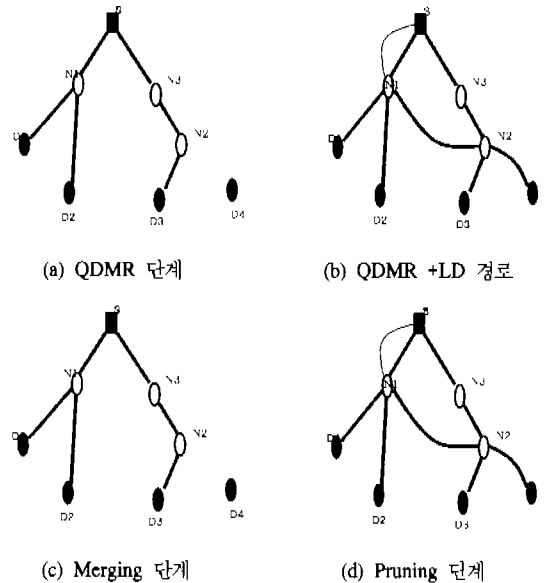


그림 4. Merging과 Pruning 단계

VI. 시뮬레이션 결과

제안된 알고리즘의 효율성을 평가하기 위하여 North Carolina State University에서 개발된 멀티캐

스트 라우팅 시뮬레이터인 MCRSIM (Multicast Routing Simulator)를 사용하였다. Salama는 MCRSIM을 이용하여 ATM망에서 비제한 조건과 제한 조건을 가지는 기존의 멀티캐스트 라우팅 알고리즘의 특성을 잘 비교한 바 있다^[4]. 본 논문에서는 DVDMM을 MCRSIM상에서 구현하여 MCRSIM에서 구현되어 있는 기존의 다른 알고리즘과 비교 평가를 하였다. MCRSIM에서는 임의의 네트워크에 대한 시뮬레이션을 행하는데 그림 5는 50개 노드를 가지는 임의로 형성된 네트워크의 예이다. 각 노드는 비폐쇄 ATM 스위치를 나타내며 각 링크는 작은 값의 출력 버퍼를 가진다. 평균 노드 degree는 4로 설정하였고 각 링크의 대역폭은 155Mbps로 가정하였다. 링크 지연시간 함수 $D(e)$ 는 전달 지연시간과 고정된 교환 지연시간으로 정의되었다. 각 멀티캐스트 그룹에 대해 대역폭이 충분히 보장되었을 때 큐잉 지연시간은 무시될 수 있고, 전송 지연시간은 매우 작다고 가정되었으며, 링크의 비용함수 $C(e)$ 는 각 링크에서 현재 예약된 전체 대역폭으로 정의되었다. 이러한 정의는 링크의 이용도와 비용을 연관시켜서 대역폭을 많이 이용할수록 비용이 크게 된다. 상호 작용하는 음성 및 영상 세션은 엄격한 지연시간 허용조건을 요구한다. 시뮬레이션에서는 종단간 지연시간의 최대허용치로 Δ 값을 0.03초로 하였다. 다른 알고리즘과 제안된 알고리즘을 비교하기 위해서 소스 노드에서 1.5 Mbps의 등가대역폭을 가지는 비디오 트래픽을 발생시켜 주어진 멀티캐스트 그룹에 전달하였다.

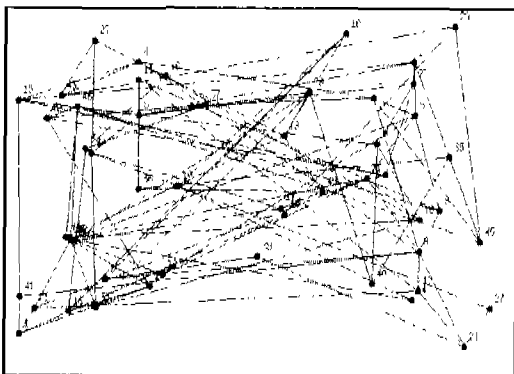


그림 5. 50개 노드를 가지는 랜덤 네트워크

시뮬레이션이 행해질 때마다 고정된 노드를 연결시키는 링크는 랜덤하게 발생되며, 각 링크에 대해서 백그라운드 트래픽을 발생시켰다. 소스 노드와

멀티캐스트 그룹 노드는 랜덤하게 선정하였다. 각 링크의 백그라운드 트래픽의 등가 대역폭은 B_{min} 와 B_{max} 사이에서 일정하게 분포되는 값을 사용하였는데 B_{min} 와 B_{max} 의 차는 멀티캐스트 그룹에 가해지는 링크 부하의 비대칭성을 반영한다. B_{min} 값은 5 Mb/s, B_{max} 값은 125 Mb/s로 하여 네트워크가 비대칭적인 경우에 대해서 시뮬레이션을 하였다. 다양한 크기의 네트워크와 멀티캐스트 그룹에 대한 결과를 얻었으며 신뢰 레벨이 95%가 될 때까지 반복 실험 하였다.

DVDMM과 다음과 같은 5 개의 휴리스틱 알고리즘을 비교하였다. 1) KMB (Kou, Markowski, and Berman)^[11], KMB 는 대칭 네트워크의 경우 비용이 최적의 최소비용 Steiner 트리 보다 평균 5% 정도 큰 비용 측면에서 우수한 Steiner 트리를 만든다. 2) MST (Minimum Spanning Tree), MST 는 네트워크의 모든 노드에 대한 최소 weight spanning 트리를 만든다. 3) LD (Least Delay), LD 는 Dijkstra's 알고리즘을 사용하여 소스 노드에서 목적지 노드까지 최단 거리를 가지는 경로를 만든다. 4) CAO (Constrained Adaptive Ordering heuristic)^[12], CAO 는 새로운 목적지 노드까지 이르는 지연시간 제한조건을 가지는 저비용의 유니캐스트 경로를 합침으로 새로운 트리를 증가시키는 방법을 사용한다. 계산 복잡도가 지수함수 적으로 증가할 수 있다. 5) CDKS (Constrained Dijkstra heuristic)^[13], CDKS 는 지연시간 제한조건을 가지는 최단 경로 트리를 만든다. 대규모 네트워크에 적합하다고 알려져 있다^[4].

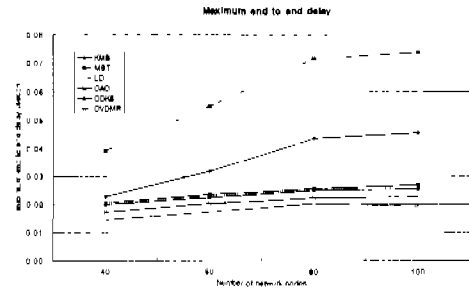
그림 6에서 9까지는 멀티캐스트 그룹 노드의 수가 전체 노드 수 (네트워크 그룹의 크기) 의 5% 와 15% 일 때 행한 시뮬레이션의 결과이다.

그림 6은 다양한 네트워크 크기에 대한 최대 종단간 지연시간을 보여준다. KMB 와 MST는 각 목적지들에 대한 종단간 지연시간을 줄이기 위한 어떠한 시도도 하지않으므로 종단간 지연시간측면에서 볼 때 전혀 QoS를 만족시키지 못함을 볼 수 있다. 이 두 알고리즘을 제외한 LD 와 다른 제한조건 알고리즘들은 실시간 응용의 QoS 요구조건 (지연시간 허용 값 = 0.03초) 을 만족시켰다. LD의 최대 지연시간이 다른 제한조건 알고리즘 (CAO, CDKS, DVDMM) 보다 작은 값을 가진다.

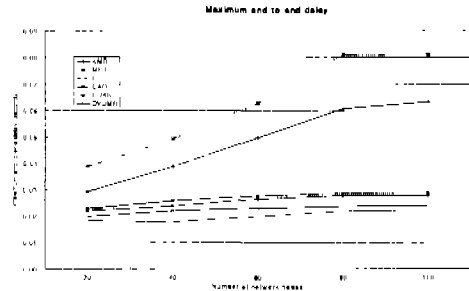
그림 7의 결과는 최대 지연시간 편차 δ_T 에 δ_T 는

트리 \$T\$에서의 목적지간 지연시간 차이의 최대값으로 식(10)과 같이 정의된다. 대한 알고리즘들의 특성을 보여주고 있다.

$$\delta_T = \max_{u, v \in G} \left\{ \sum_{e \in P_T(s, v)} D(e) - \sum_{e \in P_T(s, u)} D(e) \right\} \quad (10)$$



(a) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 5%인 경우

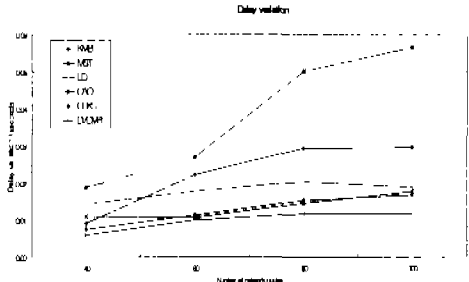


(b) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 15%인 경우

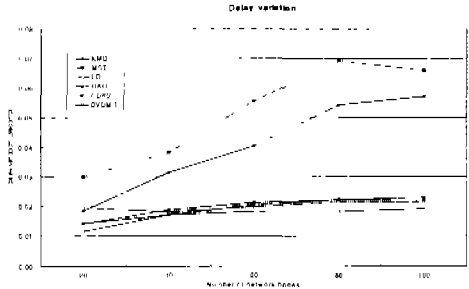
그림 6. 최대 종단간 지연시간 (평균 노드 degree 4)

결과에서 볼 수 있듯이 DVDMM에 의한 멀티캐스트 트리의 최대지연시간 편차 값이 모든 경우에 있어 다른 알고리즘에서 생성된 트리의 값보다 항상 작다. MST의 δ_T 값이 가장 좋지 못함을 볼 수 있는데 이것은 MST가 각각의 소스-목적지간 경로에 대한 고려 없이 트리의 전체 weight만을 줄이는 방법을 택하기 때문이다. KMB 트리의 δ_T 값이 두 번째로 좋지않은 결과물 보였다. 그림 7의 (a)와 (b)를 비교해 보면 네트워크 크기에 대한 멀티캐스트 그룹의 크기의 비율이 클수록 δ_T 값이 증가함을 알 수 있다. 이는 멀티캐스트 그룹의 크기가 작을수록 물리적으로 소스노드에 가까운 노드들에 대한 보다 긴 경로를 찾기가 쉽기 때문이다.

그림 8에서는 KMB에 대한 각 알고리즘의 멀티캐스트 트리의 전체 비용을 상대적으로 비교하였다.



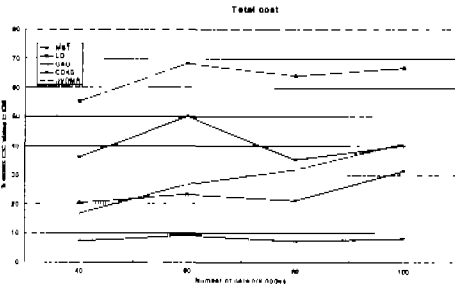
(a) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 5%인 경우



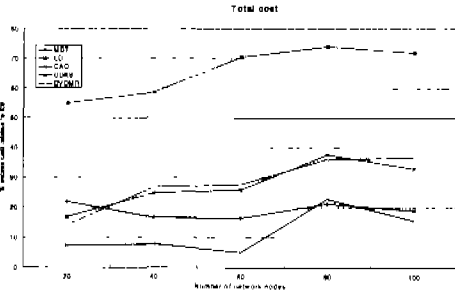
(b) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 15%인 경우

그림 7. 지연시간 편차 (평균 노드 degree 4)

KMB 휴리스틱은 앞에서 언급한 바와 같이 최적의 최소 비용 Steiner 트리에 근사한 비용을 가지므로 여러 알고리즘을 비교하는 기준 값으로 택하였다. LD 알고리즘이 가장 비용이 큰 트리를 형성하며 이 비용은 링크 부하의 크기에 무관하다. 제한된 알고리즘은 MST 보다 멀티캐스트 그룹의 크기가 전체 네트워크 노드 수의 5%에 해당할 때 우수하였는데, 이는 멀티캐스트 그룹 노드 수가 작을수록 지연시간 편차 비교 대상이 적어져 QDMR 트리가 가지는 비용특성을 반영된 결과이다. 본 연구에서 제안한 DVDMM은 전체 비용 측면에서 여러 알고리즘 중 중간 정도의 성능을 보이고 있다. 앞으로 여러 알고리즘들의 실행 시간을 비교하였다. 특히 대규모 네트워크에 대한 적합한 알고리즘으로 알려진 CDKS에 대한 비교에 주안점을 두었다. 그림 9는 DVDMM 알고리즘을 CDKS를 비롯한 다른 알고리즘과 실행시간 측면에서 비교한 결과이다. DVDMM은 항상 실행시간 측면에서 다른 알고리즘에 우위를 보임을 볼 수 있다. 특히 CDKS보다 실행시간 측면에서 우수한 성능을 보여 다른 알고리즘에 비해 적은 값의 지연시간 편차 값을 가지면서도 대규모 네트워크에 적합함을 알 수 있다. 그림 10은 네트워크 노드의 수가 100개 일 때 다양한 그

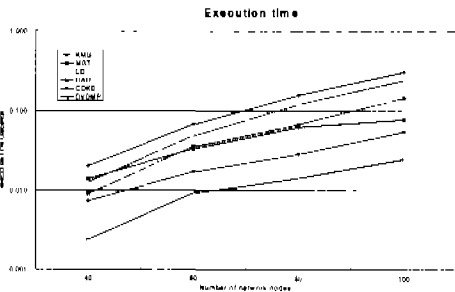


(a) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 5%인 경우

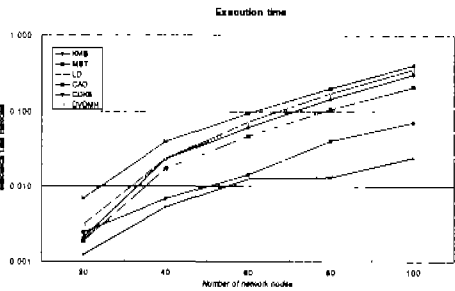


(b) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 15% 인 경우

그림 8. KMB에 대한 상대적인 전체 비용



(a) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 5%인 경우



(b) 멀티캐스트 그룹 크기가 전체의 15%인 경우

그림 9. 실행시간 (평균 노드 degree 4)

그룹 크기에 대한 실행 시간에 대한 결과이다. 그림에

서 볼 수 있듯이 DVD MR의 실행 시간은 매우 빠르며 그룹 크기가 증가하더라도 급격히 증가하지 않음을 볼 수 있다.

따라서 제안된 알고리즘은 대규모의 네트워크와 멀티캐스트 그룹에 대하여 확장성을 가짐을 알 수 있다. DVD MR은 지연시간과 지연시간 편차 제한조건을 만족시키는 트리를 매우 빠른 속도로 형성한다.

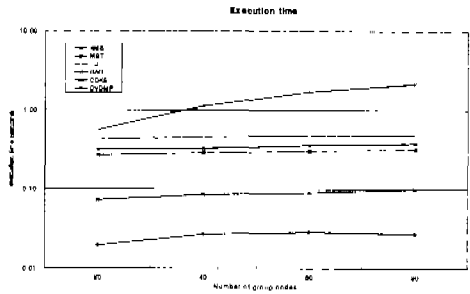


그림 10. 그룹 크기에 따른 실행시간 (네트워크 노드수100)

VI. 결론

본 연구에서는 소스 노드에서 각 목적지 노드까지의 종단간 지연시간의 최대 허용조건을 만족시킬 뿐 아니라, 이들 지연시간 간의 차이에 대한 최대 허용 조건을 가지는 멀티캐스트 트리 형성에 대해서 살펴보았다. 또한 이러한 제한 조건을 가지는 멀티캐스트 트리의 전체 비용을 최소화하는 문제를 고려하였다.

멀티캐스트 트리 구성에 있어서 지연시간과 지연시간 편차를 제한 조건으로 가지는 최소비용 멀티캐스트 트리를 빠른 시간 내에 형성하는 휴리스틱한 알고리즘을 제안하였다. 다른 알고리즘들과 비교한 시뮬레이션 결과는 제안된 알고리즘이 QoS를 만족시키는 멀티캐스트 트리를 매우 빠른 시간 내에 형성하며, 대규모의 멀티캐스트 그룹에 대한 확장성을 가짐을 보여준다. DVD MR은 대규모 네트워크에 적합하며 특히 전체 노드에 대해 상대적으로 멀티캐스트 그룹의 크기가 작을 때 우수성을 보였다. 여기서 사용된 휴리스틱한 방법은 멀티캐스트 그룹 멤버 집의 변화에 의해 트리를 재구성할 때도 역시 적용될 수 있다.

참고 문헌

[1] D.Bertsekas and R.G. Gallager, *Data Network*,

2nd ed. Prentice-Hall, 1992

[2] K.Bharath-Kumar and J.M.Jaffe, "Routing to multiple destinations in computer networks," *IEEE Trans. Comm.*, vol.31, no.2, pp 343-353, Mar. 1983

[3] Q. Zhu, M. Parsa, and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "A source-based algorithm for delay-constrained minimum cost multicasting," in *Proc. IEEE INFOCOM*, Boston, MA, Apr. 1995, pp 377-385

[4] H.F.Salama, D.S.Reevws, and Y. Viniotis, Evaluation of multicast routing algorithm for real-time communication on high-speed networks, *IEEE JSAC*, vol.15, no.3, pp.332-345, April,1997

[5] V.P. Kompella, J.C. Pasquale, and G.C. Polyzos, Multicasting for multimedia applications, in *Proc. IEEE INFOCOM'92*, pp. 2078-2085, 1992

[6] G.N. Rouskas, and I. Baldine, Multicast routing with end-to-end delay and delay variation constraints, *IEEE JSAC*, vol.15, no.3, pp. 346-356, April., 1997

[7] Zhang, H. "Service Disciplines for Guaranteed Performance Service in Packet Switching Networks," *Proceeding of the IEEE*, vol. 83, No. 10, pp. 1374-1396, October, 1995

[8] Liang Guo and Ibrahim Matta, QDMR: An efficient QoS dependent multicast routing algorithm, *Proc. Fifth IEEE Real-Time Technology and Applications Symposium*.

[9] A. Shaikh and K. Shin. Destination-driven routing for low-cost multicast, *IEEE JSAC*, vol. 15. no.3 pp.373-381, April, 1997

[10] C.A. Noronha and F.A. Tobagi, Evaluation of multicast routing algorithms for multimedia streams, presented at *Proc. IEEE Int. Telecommunications Symp.*, Aug. 1994

[11] L. Kou, G. Markowsky, and L. Berman, A fast algorithm for Steiner trees, *Act Information*, vol.15, no.2, pp.141-145, 1981

[12] R. Widjono. The design and evaluation of routing algorithms for real-time channels, *Tech. Rep. ICSI TR-94-024*, International Computer Science Institute, U.C. Berkeley,

June. 1994

[13] Q.Sun and H. Langendoerfer, Efficient multicast routing for delay-sensitive applications, in *Proceedings of the Second Workshop on Protocols for multimedia systems (PROMS '95)*, pp. 452-458, Oct. 1995.

[14] H.Y. Lee and C.H. Youn, LLR routing with on-line delay estimation in ATM networks, *International Conference on Telecommunications (ICT' 99)* June. 1999

이 훈 영(Hun-young Lee)

정회원



1991년 2월 : 연세대학교 전기 공학과 졸업

2000년 2월 : 한국정보통신대학원 대학교 공학부 석사 졸업예정

1993년 ~ 1997년 10월 데이콤

1997년 11월 ~ 현재 : 하나로통신

<주관심 분야> 멀티캐스트, 라우팅, QoS

윤 찬 현(Chan-Hyun Youn)

정회원



1981년 2월 : 경북대학교 전자 공학과 (학사)

1985년 8월 : 경북대학교대학원 전자공학과(석사)

1994년 3월 : 일본 東北大學 전기 및 통신공학과(박사)

1981년 2월 ~ 1983년 6월 : 육군 통신 장교

1986년 2월 ~ 1997년 12월 : 한국통신 통신망 연구소 연구팀장

1997년 12월 ~ 현재 : 한국정보통신대학원대학교 교수

<주관심 분야> 네트워크 QoS 측정, 멀티캐스트, Routing Arbiter 기술, 차세대 네트워크 등.